

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 64-010467

(43)Date of publication of application : 13.01.1989

(51)Int.CI. G11B 20/12
G06F 3/06

(21)Application number : 62-166398 (71)Applicant : FUJI ELECTRIC CO LTD
FUJI FACOM CORP

(22)Date of filing : 03.07.1987 (72)Inventor : SONOMOTO ATSUSHI

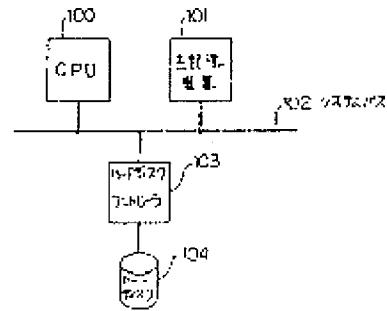
(54) INITIALIZING SYSTEM FOR HARD DISK

(57)Abstract:

PURPOSE: To prevent the deterioration in the response of a disk caused due to the difference from the operating system OS by dividing the access area in a disk depending on the kind of the OS and formatting the disk depending on the area.

CONSTITUTION: When a CPU 100 gives a disk access request to a hard disk controller 103, the controller 103 finds out a sector where the data requested by the hard disk 104 exists and the data is transferred with a main storage 101.

The OS operated on the system may be a program development OS or a control OS by the designation at the initial program loading, they are located separately on the area of the hard disk 104 depending on the OS and each area is initialized by using the format by different sector interleave factor.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination]

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of extinction of right]

⑪公開特許公報(A) 昭64-10467

⑫Int.Cl.*

G 11 B 20/12
G 06 F 3/06

識別記号

301

序内整理番号

8524-5D
Z-6711-5B

⑬公開 昭和64年(1989)1月13日

審査請求 未請求 発明の数 1 (全4頁)

⑭発明の名称 ハードディスクのイニシャライズ方式

⑮特 願 昭62-166398

⑯出 願 昭62(1987)7月3日

⑰発明者 園 元 淳 東京都日野市富士町1番地 富士ファコム制御株式会社内

⑱出願人 富士電機株式会社 神奈川県川崎市川崎区田辺新田1番1号

⑲出願人 富士ファコム制御株式 東京都日野市富士町1番地
会社

⑳代理人 弁理士 山口 嶽

明 標 書

1. 発明の名称 ハードディスクのイニシャライズ方式

2. 特許請求の範囲

1) 複数のオペレーティングシステムにより共用され、かつ各オペレーティングシステム毎にアクセスする領域が分割して使用される1つのハードディスクのイニシャライズ方式であって、各オペレーティングシステムのディスクアクセスパターンに適合するように分割された領域をそれぞれ異なるセクタインターブファクタによるフォーマットでイニシャライズすることを特徴とするハードディスクのイニシャライズ方式。

3. 発明の詳細な説明

【産業上の利用分野】

この発明が、複数のオペレーティングシステム（以下においてはOSと呼ぶ）で一つのハードディスクを共用するシステムにおけるハードディスクのイニシャライズ方式に関するものであり、特に、ハードディスクを複数の領域に分割し、それぞれ

を異なったセクタインターブファクタでフォーマットを行い、OSごとに異なるディスクアクセスパターンにそれぞれを適合させ、全てのOSが最適なディスクアクセス応答を得られるようにしたものである。

【従来の技術】

この種のイニシャライズ方式として、従来、OSのアクセスパターン（例えば転送データ長とアクセス間隔が2セクタ2ミリ秒のものや1セクタ1ミリ秒のもの）に適合するように各セクタをディスク全体にわたり一様に配置してディスクのアクセス応答を向上させている。

ハードディスクの応答速度のほとんどは機械的な動作であるシーク時間（ヘッドが必要とするシリンドまで移動して安定するまでの時間）と回転待ち時間（トラック内の必要とするデータが存在するセクタを見つけ出すまでの時間）による。

シーク時間は短時間にアクセスするデータをディスク内の近寄った領域に配置することにより節約することができる。しかし回転待ち時間は実質

特開昭64-10467 (2)

的には、OSのアクセスパターンによりバラツキができる。例えばデータ長しの連続データを得るために、アクセス間隔 T （1回の転送が終了してから次の転送要求を出すまでの時間）で n 個アクセスするOSは、2つの連続したセクタブロック間をディスクが回転する時間と T が等しければ、回転待ち時間なしでデータアクセスが可能となるが、 T より大きければ、1回以上余計にディスクが回転してしまい回転待ち時間は増大する。また T より小さければ、多少の回転待ち時間が発生する。

したがってOSのディスクアクセス間隔を測定して、その間に適合するようなインターリーブファクタ（論理的に連続したセクタあるいはセクタブロック間の物理的な間隔）でハードディスクをフォーマットすることにより、ディスクアクセス応答を向上させることができる。

【発明が解決しようとする問題点】

しかし、近年、ハードディスクの大容量化に伴い複数のプログラム開発用標準OSや各種制御用OSを1つのハードディスク内に組込んだシステ

ムの場合は、それぞれのOSのディスクアクセスパターンが異なる場合、いずれか1つのOSのパターンに合わせてディスク全体をフォーマットしてしまうと、その他のOSにとって、前述したように、ディスクの回転待ち時間が生じ、プログラム開発効率、あるいはリアルタイム制御のデータハンドリング性能などが低下するという問題点がある。

例えば、ハードディスクが1回転する時間を T として、1回のデータ長が1セクタでアクセス間隔が $2/8T$ であるOSがセクタ“0”→セクタ“1”→…→セクタ“7”という順番でアクセスを行う場合を考えてみる。このとき、ハードディスクのトラックフォーマットが他のOSのアクセスパターンに合わせて第3図に示すようにセクタ“0”、セクタ“1”、…セクタ“7”という順番で並んでいると、セクタ“0”的アクセスが終了して次のアクセスが開始可能となったときにはヘッドはセクタ“3”に位置しているため、セクタ“1”的アクセスするためにはハードディスクが回転し

てヘッドがセクタ“1”に達するまでの時間、すなわち $6/8T$ 時間待つ必要が生じる。

この発明は、複数のOSで一つのハードディスクを共有するシステムにおいて、OSによって異なるディスクアクセスパターン（1回の転送セクタ長および前回のディスクアクセスが終了してから次のアクセスを開始するまでの時間いわゆるディスクアクセス間隔）により生じるディスクの応答性低下を防ぐためのハードディスクのイニシャライズ方式を提供することを目的とする。

【問題点を解決するための手段】

ハードディスクを複数の連続した領域に分割し、それぞれの領域をアクセスするOSの特性に応じてそれぞれ異なったセクタインターリーブファクタによるフォーマットでイニシャライズする。

【作用】

OSの種類に応じてディスク内のアクセスする領域を分け、それらの領域毎にOSの特性に応じてそれぞれ異なったセクタインターリーブファクタによるフォーマットでイニシャライズすることに

より、ディスクの回転待ち時間をなくす。

【実施例】

第2図は複数のOSで1つのハードディスクを共有するシステムの構成図を示しており、図において100はCPU、101は主記憶装置、102はシステムバス、103はハードディスクコントローラ、104はハードディスクを示している。

このシステムの動作は、CPU100がハードディスクコントローラ103へディスクアクセス要求を発信すると、ハードディスクコントローラ103はハードディスク104から要求されたデータの存在するセクタを探し出し、主記憶101との間でデータ転送を行う。このシステム上で動作するOSはイニシャルプログラムロード時の指定によりプログラム開発用OSや制御用OSを選択できるが、これらが、これらのOSに応じてハードディスク104の領域は分割され、各領域は、OSの特性に応じてそれぞれ異なったセクタインターリーブファクタによるフォーマットによりイニシャライズされている。

特開昭64-10467 (3)

第1図はこの発明のイニシャライズ方式によるハードディスクの構成を示す説明図である。図において、(a)はOSに応じてハードディスクを複数の連続した領域に分割した状態を示しており、(b)、(c)は(b)において2分割されている各領域のフォーマットを示している。第1図(b)、(c)、(d)において0～7はセクタ番号を示しており、OSはセクタ“0”、セクタ“1”、…セクタ“7”の順番でアクセスを行うものとする。

第1図(b)に示すようにハードディスク104を連続領域A、B、Cの3つに分割したとする。このハードディスク104が1回転する時間をT、1トラック当たりのセクタ数を8とすると、領域AをアクセスするOSの1回のデータ長が1セクタ、アクセス間隔が2/8Tである場合に、最適なディスクアクセス応答を得られるトラックフォーマットは第1図(c)に示すように、バターンが4つおきにしたものとなる。

すなわち、領域AをアクセスするOSは1回のディスクアクセスが終了してから次のアクセスを開始するまでに2/8T(この間にハードディスク104は2セクタ分回転する)かかるので、バターンを2つおきにしておく。このようにすれば、セクタ“0”的アクセスを終了してから次にアクセス開始可能になったときには、ヘッドはセクタ“1”に位置しているため待ち時間なくアクセスできることになる。

同様に、領域BをアクセスするOSの1回のデータ長が1セクタ、アクセス間隔4/8Tである場合に、最適なディスクアクセス応答を得られるトラックフォーマットは第1図(d)に示すように、バターンが4つおきにしたものとなる。

さらに、領域CをアクセスするOSの1回のデータ長が2セクタ、アクセス間隔が4/8Tである場合に、最適なディスクアクセス応答を得られるトラックフォーマットは第1図(e)に示すように、連続する2つのセクタが、それぞれ4つおきに配置されたものとなる。

以上の説明から明らかなように、この発明によれば一般に1回のデータ長がnセクタ、アクセス間隔がiのようなアクセスバターンを持つOSがアクセスするディスクの領域をセクタブロック

でセクタブロック間のインターバル T/n となるようなフォーマットを個々の領域に対して行うことにより、OSのアクセスバターンの違いを吸収した最適なディスクアクセス応答を持つハードディスクを得ることができる。

【発明の効果】

この発明によれば、OSの種類に応じディスク内のアクセスする領域を分け、それらの領域ごとにディスクのフォーマットを行うようにしたため、それぞれのOSアクセスバターンの違いによるフォーマットとの不適合性が排除され、どのOSにとっても実用上最適なディスクアクセス応答を得ることができる。

4. 図面の簡単な説明

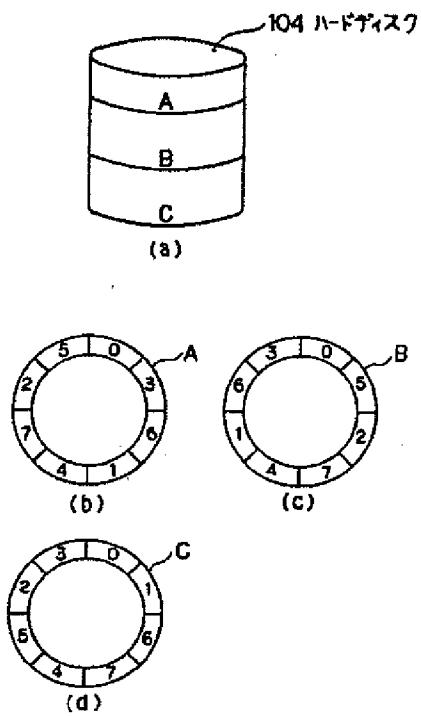
第1図はこの発明のハードディスクのイニシャライズ方式によるハードディスクの構成の説明図、第2図は複数のOSで1つのハードディスクを共有するシステムの概略構成図、第3図は従来技術によるトラックフォーマットの説明図である。

100 ----- CPU、101 ----- 主記憶装置、102 -----

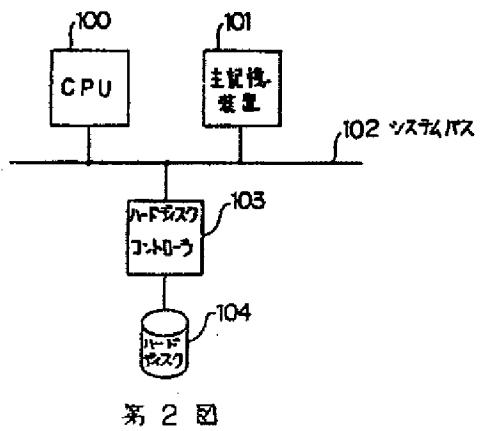
システムバス、103 ----- ハードディスクコントローラ、104 ----- ハードディスク。

代理人弁理士 山口 勝

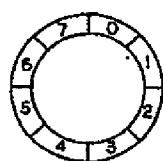




第 1 図



第 2 図



第 3 図